

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 06-012328

(43)Date of publication of application : 21.01.1994

(51)Int.Cl. G06F 12/08
G06F 3/06
G11B 31/00

(21)Application number : 04-191361

(71)Applicant : CANON INC

(22)Date of filing : 26.06.1992

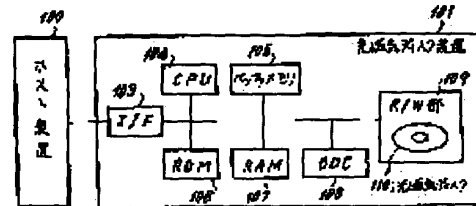
(72)Inventor : OGASAWARA YUTAKA

(54) METHOD FOR STORING DATA IN CACHE MEMORY

(57)Abstract:

PURPOSE: To effectively utilize the cache memory and improve the hit rate by preferentially sweeping pre-read data out when request data are present in the cache memory and storing pre-read data which are newly pre-read when the pre-read data are stored in the cache memory.

CONSTITUTION: When a read instruction is issued onto a magnetooptic disk device 101 from a host device 100, a CPU 104 makes a search to check whether or not there are the requested data in a cache buffer. After this search, it is judged whether or not the cache is hit and when so, data begins to be transferred from the block in the cache buffer which is indicated with the cache block in matching cache control information to the host device 100 without being read out of the magnetooptic disk 101. At the same time, the cache control information is taken out of a cache list and connected to the tail part of an empty list.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 10.07.1998

[Date of sending the examiner's decision of rejection] 24.05.2002

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2000 Japan Patent Office

キャッシュメモリのデータ蓄積方法

特開平6-12328

(19)日本国特許庁(JP)

(12) 公開特許公報(A)

(11)特許出願公開番号

特開平6-12328

(43)公開日 平成6年(1994)1月21日

| (51)Int.Cl. ⁵ | 識別記号 | 庁内整理番号 | F I | 技術表示箇所 |
|--------------------------|---------|---------|-----|--------|
| G 0 6 F 12/08 | 3 2 0 | 7608-5B | | |
| 3/06 | 3 0 2 A | 7165-5B | | |
| G 1 1 B 31/00 | | 8322-5D | | |

審査請求 未請求 請求項の数1(全 8 頁)

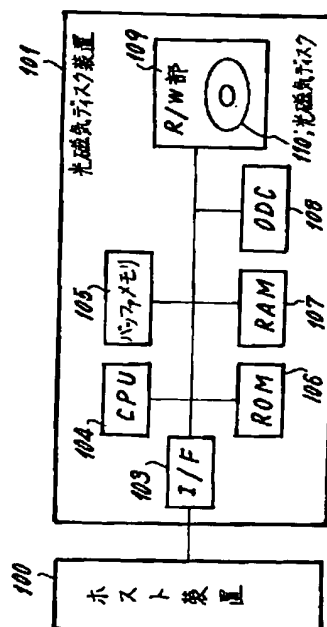
| | | | |
|----------|-----------------|---------|--|
| (21)出願番号 | 特願平4-191361 | (71)出願人 | 000001007 キャノン株式会社 東京都大田区下丸子3丁目30番2号 |
| (22)出願日 | 平成4年(1992)6月26日 | (72)発明者 | 小笠原 豊 東京都大田区下丸子3丁目30番2号 キャ ノン株式会社内 |
| | | (74)代理人 | 弁理士 山下 積平 |

(54)【発明の名称】 キャッシュメモリのデータ蓄積方法

(57)【要約】

【目的】 キャッシュメモリの容量を増加することなく、ヒット率を向上できるキャッシュメモリのデータ蓄積方法を提供する。

【構成】 情報記録媒体に記録されたデータの一部のデータを格納するためのキャッシュメモリに、上位制御装置から要求されたデータの近傍のデータを先読みして格納するキャッシュメモリのデータ蓄積方法において、前記先読みされたデータをキャッシュメモリに格納する場合に、要求データがキャッシュメモリ内にあったときの先読みデータを優先して掃き出し、新規に先読みされたデータを格納する。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 情報記録媒体に記録されたデータの一部のデータを格納するためのキャッシュメモリに、上位制御装置から要求されたデータの近傍のデータを先読みして格納するキャッシュメモリのデータ蓄積方法において、前記先読みされたデータをキャッシュメモリに格納する場合に、要求データがキャッシュメモリ内にあったときの先読みデータを優先して掃き出し、新規に先読みされたデータを格納することを特徴とするキャッシュメモリのデータ蓄積方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【産業上の利用分野】 本発明は、コンピュータシステムなどに使用されるキャッシュメモリのデータ蓄積方法に関するものである。

【0002】

【従来の技術】 一般に、コンピュータシステムにおいては、主メモリとして高速の半導体メモリが使用され、2次メモリとして大容量でビット単価が安価な磁気ディスク、光ディスク、光磁気ディスクなどの外部記憶装置が使用されている。主メモリとしてはアクセスは高速で行えるが、ビット単価が高く、大容量を持たせることは困難であるため、データ保存用のメモリに適しているとは言い難い。そこで、データ保存用として大容量、廉価な2次メモリが使用されるわけであるが、上述した外部記憶装置はアクセス速度が遅いという欠点がある。こうした欠点の解決策として、従来は外部記憶装置内にいわゆるキャッシュメモリを設けて、アクセスの低速性を補うというディスクキャッシュ方法が使用されている。このディスクキャッシュ方法は、情報記録媒体であるディスクから読み出したデータを半導体メモリなどの高速のキャッシュメモリに格納しておき、ホスト装置からのリード命令でその要求データがキャッシュメモリ内にあれば、ディスクからの読み出しは行わず、キャッシュメモリから読み出すことでアクセス速度の高速化を図るものである。

【0003】 一般に、こうしたキャッシュメモリの容量は、外部記憶装置の容量よりもはるかに小さいので、キャッシュメモリに格納するデータを厳選してホスト装置からのリード命令のデータがキャッシュメモリ内にある確率、いわゆるヒット率を上げる必要がある。その一例として、ホスト装置からのリード／ライト命令のあったデータや、次にリードアクセスされるであろうその近傍の次のデータを先読みしてキャッシュメモリに格納する方法が知られている。このことは、一度アクセスしたブロックのデータはアクセスされる頻度が高いこと、その近傍のブロックのデータは次にアクセスされる確率が高いことなどの理由による。一方、キャッシュメモリにデータを格納する場合、キャッシュメモリに空きがなければ、現在あるデータを掃き出さなければならない。この

掃き出し方法としては、例えば古いデータから掃き出すFIFO方式(First In First Out)や、最近アクセスされていないデータから掃き出すLRU方式(Least Recently Used)などが知られている。

05 【0004】

【発明が解決しようとしている課題】 ところで、以上のキャッシュメモリは外部記憶装置内に設けられるばかりでなく、ホスト装置にも設けられることが多い。こうした場合、ホスト装置では通常OS(Operating System)、またはデバイスドライバによりキャッシング機能を実現するのが一般的である。ホスト装置におけるキャッシュメモリのデータ掃き出し方法としては、一般にリードアクセスするデータがキャッシュメモリ内にあればそのまま残し、なければ外部記憶装置にリード要求を行い、そのデータをキャッシュメモリ内のアクセスされたのが最も古いデータと入れ換えるというLRU方式が使用されている。しかしながら、キャッシュ機能をもったホスト装置に外部記憶装置を接続した場合、同じLRU方式を使用しているために、それぞれのキャッシュメモリで重複したデータを多くもつことになり、キャッシュメモリを有効に利用できていなかった。このような場合、外部記憶装置でヒット率を上げるためには、ホスト装置のキャッシュメモリよりも大きな容量のキャッシュメモリが必要になるという問題があった。

20 25 【0005】 本発明は、上述した問題点を解消するためになされたもので、その目的はキャッシュメモリを有効に利用し、小さい容量でありながらヒット率を向上できるようにしたキャッシュメモリのデータ蓄積方法を提供することにある。

30 【0006】

【課題を解決するための手段】 本発明の目的は、情報記録媒体に記録されたデータの一部のデータを格納するためのキャッシュメモリに、上位制御装置から要求されたデータの近傍のデータを先読みして格納するキャッシュメモリのデータ蓄積方法において、前記先読みされたデータをキャッシュメモリに格納する場合に、要求データがキャッシュメモリ内にあったときの先読みデータを優先して掃き出し、新規に先読みされたデータを格納することを特徴とするキャッシュメモリのデータ蓄積方法によって達成される。

40 【0007】

【実施例】 以下、本発明の実施例について、図面を参照して詳細に説明する。図1は本発明のキャッシュメモリのデータ蓄積方法を実施したホスト装置と光磁気ディスク装置からなる情報処理システムを示したブロック図である。図1において、100は上位制御装置であるところのホスト装置、101はこのホスト装置100に外部記憶装置として接続された光磁気ディスク装置である。ホスト装置100は内部に図示しないキャッシュメモリを有し、そのデータ掃き出し方法としては、前述したL

RU方式が使用されている。また、光磁気ディスク装置101はホスト装置100とのインターフェースをとるためのインターフェース(I/F)103、制御プログラムを格納するためのROM106、この制御プログラムに従って装置を総括的に制御するためのCPU104、このCPU104のワークメモリとして使用されるRAM107、キャッシュメモリとして使用されるバッファメモリ105から構成されている。バッファメモリ105としては、高速アクセスが可能な半導体メモリが使用されている。また、図1において、108は光磁気ディスクコントロール部(ODC)で、I/F103とバッファメモリ105とのリード/ライトデータの転送、あるいはバッファメモリ105とディスクリード/ライト部(R/W部)109とのデータ転送及びエラー訂正コードの付加やエラー訂正を行う。R/W部109は、情報記録媒体として使用された光磁気ディスク110に情報を記録したり、あるいはその記録情報の再生を行う。

【0008】図2はバッファメモリ105のデータ構造を示した図である。バッファメモリ105は、主にキャッシュバッファ201とミスヒット用のリードバッファ202から構成されている。また、キャッシュバッファ201は複数のキャッシュデータブロックに分割されている。本実施例では説明を簡単化するために、ブロックA~Dの4分割とし、このブロック単位でデータを管理する。なお、このブロックの管理は詳しくは後述するが、2つのリストにより行われる。1つはキャッシュバッファ201に何のデータが格納されているかを示すキャッシュリスト、もう1つは新しいデータを格納できるブロックを示す空きリストである。

【0009】図3はキャッシュバッファ201を管理するための情報を示した図である。キャッシュ管理情報300は、キャッシュデータブロックA~Dのそれぞれに持っており、各データブロックは各々の管理情報300によって管理される。また、キャッシュ管理情報300は、次のキャッシュ管理情報300を指す空きリストポインタ301、キャッシュリストポインタ302、キャッシュバッファ201中のどのブロックを使用するかを示すキャッシュブロック情報303、光磁気ディスク110内のどここのブロックを格納しているかを示す格納ブロック情報304から構成されている。この他に、空きリスト先頭ポインタ305とキャッシュリスト先頭ポインタ306があるが、この2つの管理情報は図1に示したRAM107に格納されている。

【0010】図4は前述した空きリストとキャッシュリストを具体的に説明するための図である。図4(a)はキャッシュバッファ201の使用状態を示しており、ここではブロックAにキャッシュデータ1、ブロックCにキャッシュデータ2が格納されているものとし、ブロックB、Dは未使用であるものとする。このときの空き

リストは図4(b)に示すように、空きリスト先頭ポインタ305からキャッシュ管理情報300B、300Dにつながる。また、キャッシュリストは図4(b)に示す如く、キャッシュリスト先頭ポインタ306からキャッシュ管理情報300A、300Cにつながる。キャッシュ管理情報300AはブロックAの管理情報であり、同様にキャッシュ管理情報300B~300DはブロックB~Dの管理情報である。また、図中ポインタの先がNullとなっているのは、リストの最後を表わしている。

【0011】次に、本発明のキャッシュメモリのデータ蓄積方法の一実施例を図5に示すフローチャートを参照して説明する。図5において、まずホスト装置100から光磁気ディスク装置101にリード命令が発行されると、CPU104は要求されたデータがキャッシュバッファ201内にあるかどうかをサーチする(S501)。この場合、キャッシュリストのサーチによってデータの有無が判別され、具体的にはキャッシュリスト先頭ポインタ306の指すキャッシュ管理情報300の格納ブロック情報304により要求データがあるか否かがチェックされる。もし、要求データがなければ、そのキャッシュ管理情報300内のキャッシュリストポインタ302の指す次のキャッシュ管理情報300で同様のチェックが行われる。そして、このチェック処理は要求データが見つかるか、あるいはキャッシュリストポインタ302がNullとなるまで繰り返し行われる。このサーチ後に、要求データがあるかどうか、即ちキャッシュヒットしたかどうかを判断し(S502)、ヒットすれば光磁気ディスク110からのデータの読み出しは行わず、一致したキャッシュ管理情報300内のキャッシュブロック情報303で示されるキャッシュバッファ201のブロックからホスト装置100にデータの転送を開始する(S503)。同時に、そのキャッシュ管理情報をキャッシュリストから取り出し、空きリストの最後部につなげる(S504)。この処理は、対応するキャッシュ管理情報300内のキャッシュリストポインタ302、空きリストポインタ301を書き換えることで処理される。

【0012】一方、キャッシュヒットしなかった場合は、光磁気ディスク110から要求データを読み出すと共に、そのデータをバッファメモリ105のミスヒット用バッファ202へ読み込み、同時にホスト装置100にデータの転送を開始する(S505)。ホスト装置100にデータの転送を開始すると、次はリード要求データの次のデータブロックの先読み処理を実行する。先読み処理は以下のように行われる。まず、先読みデータブロックがすでにキャッシュバッファ201にあるかキャッシュリストをサーチする(S506)。次いで、このサーチの結果、先読みデータブロックがキャッシュバッファ201にあるかどうかを判断し(S507)、デー

タがあれば光磁気ディスク110からの先読みは行わず、該当するキャッシュ管理情報300をキャッシュリストの最後部につなぎ変えて処理を終了する(S511)。一方、キャッシュバッファ201にデータがなければ、空きリスト先頭ポインタ305がキャッシュ管理情報300を指しているかどうかをチェックして空きリストにブロックがあるかどうかを判断する(S508)。空きリストにブロックがあれば、キャッシュリストから先頭のキャッシュ管理情報300を取り出し(S510)、なければ空きリストの先頭からキャッシュ管理情報300を取り出す(S509)。そして、取り出したキャッシュ管理情報300内のキャッシュブロック情報303で示されるキャッシュバッファ201の位置に光磁気ディスク110から読み出した先読みデータを格納し、またそのキャッシュ管理情報300をキャッシュリストの最後部につなぎ変えて処理を終了する(S512)。なお、キャッシュヒットしたデータブロックのキャッシュリストからの取り出しをS504で行っているが、これに限ることなく例えばS504ではキャッシュリストから取り出さずに空きリストへのつなぎだけを行い、このブロックのキャッシュリストからの取り出しは、S510で空きリストからの取り出し時に行ってもよい。

【0013】更に、本発明のキャッシュメモリのデータ蓄積方法を詳細に説明する。図6は光磁気ディスク110の記録面を模式的に示した図で、四角で囲んだそれぞれの数値はデータブロックである。また、図7は空きリストとキャッシュリストを示した図で、図7(a)は初期状態でキャッシュデータはなく、全てのブロックは空きリストにつながっている。ここで、ホスト装置100から光磁気ディスク装置101にリード命令が図6に示したデータブロック1, 2, 3, 4の順で別々に4回発行されたとする。この場合、光磁気ディスク装置101は光磁気ディスク110からデータブロック1, 1', 2, 2', 3, 3', 4, 4'の順で読み出し、ホスト装置100に対してはデータブロック1, 2, 3, 4の順でデータを転送する。また、ホスト装置100に転送したデータブロック1~4はキャッシュバッファ201には格納せず、アクセスのあった各データブロック1~4の次のデータブロック1'~4'を先読みした形でキャッシュバッファ201にそれぞれ格納する。このときのキャッシュリストの状態を図7(b)に示しており、先読みされたデータブロック1'~4'が格納されていることがわかる。次に、ホスト装置100からデータブロック5のリード命令が発行されたとする。光磁気ディスク装置101では、光磁気ディスク110からデータブロック5, 5'を読み出し、ホスト装置100へデータブロック5を転送する。このとき、図7(b)に示す如く空きリストにブロックがないので、図7(c)に示すようにキャッシュリストの先頭のデータブロック1'

を掃き出し、キャッシュリストの最後に先読みしたデータブロック5'をつなげる。更に、ホスト装置100からデータブロック3'のリード命令が発行されると、要求のあったデータブロック3'はキャッシュバッファ201内に格納されているため、キャッシュヒットしたことになる。従って、このときは光磁気ディスク110からのデータ読み出しは行わず、キャッシュバッファ201内のデータブロック3'のデータをホスト装置100へ転送し、またキャッシュリストから3'を掃き出して空きリストへ一時つなげる。そして、アクセスのあったデータブロック3'の次のデータブロック3''を光磁気ディスク110から先読みすると共に、これを図7

(d)に示すように空きリストから取り出したブロックへ格納し、更にこのブロックをキャッシュリストの最後

部につなぎ変える。
【0014】なお、以上の実施例では、先読みするデータはブロック単位で行っているが、このブロックの大きさは外部記憶装置の物理セクタ/トラック単位、ホスト装置側でアクセスされる単位、あるいはそれらの単位の複数の単位(即ち、複数ブロックを先読みする)など任意に決定すればよい。また、先読みするブロックをホスト装置からリードアクセスのあった次のブロックとしたが、これに限ることなくアクセスのあったブロックを含むトラック、またはその前後の領域としてもよい。

【0015】

【発明の効果】以上説明したように本発明は、ホスト装置からアクセスのあったデータはキャッシュメモリに格納せず、先読みしたデータをキャッシュメモリに格納する際には、キャッシュヒットしたデータの先読みデータを優先して掃き出し、新規に先読みされたデータを格納することにより、ホスト装置と外部記憶装置のキャッシュメモリのデータの重複を防止でき、両装置のキャッシュメモリを有効に使用することができる。従って、外部記憶装置側で大容量のキャッシュメモリをもたなくてもヒット率を上げることができるという効果がある。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明のキャッシュメモリのデータ蓄積方法を実施したホスト装置と光磁気ディスク装置からなる情報処理システムを示したブロック図である。

【図2】バッファメモリの構成を示した説明図である。

【図3】本発明に用いるキャッシュ管理情報の構成例を示した説明図である。

【図4】本発明に用いる空きリストとキャッシュリストを説明するための図である。

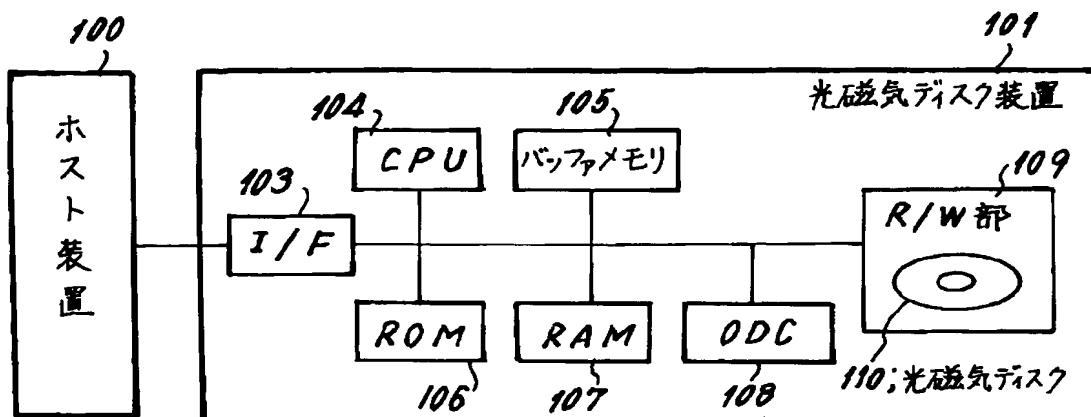
【図5】本発明のキャッシュメモリのデータ蓄積方法の一実施例を示したフローチャートである。

【図6】光磁気ディスクのデータブロックを示した模式図である。

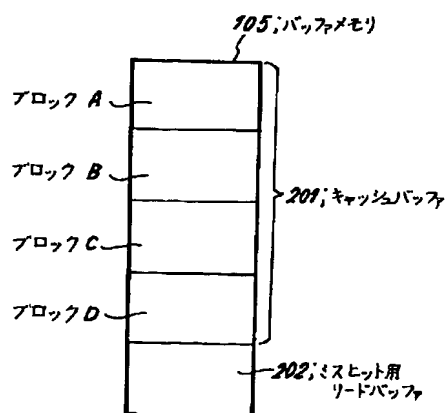
【図7】本発明のキャッシュメモリのデータ蓄積方法を更に詳細に説明するための図である。

| | | | |
|---------|-----------|-----|---------|
| 【符号の説明】 | | 105 | バッファメモリ |
| 100 | ホスト装置 | 109 | R/W部 |
| 101 | 光磁気ディスク装置 | 110 | 光磁気ディスク |
| 104 | CPU | | |

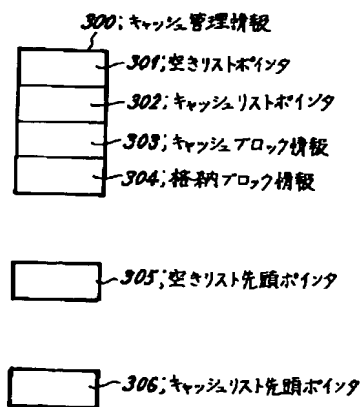
【図1】



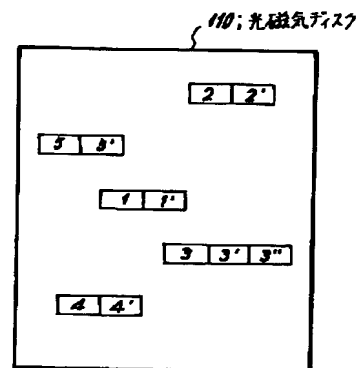
【図2】



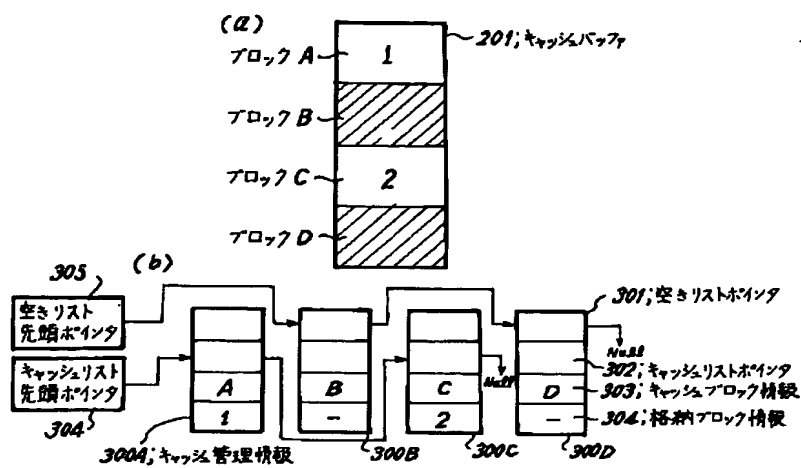
【図3】



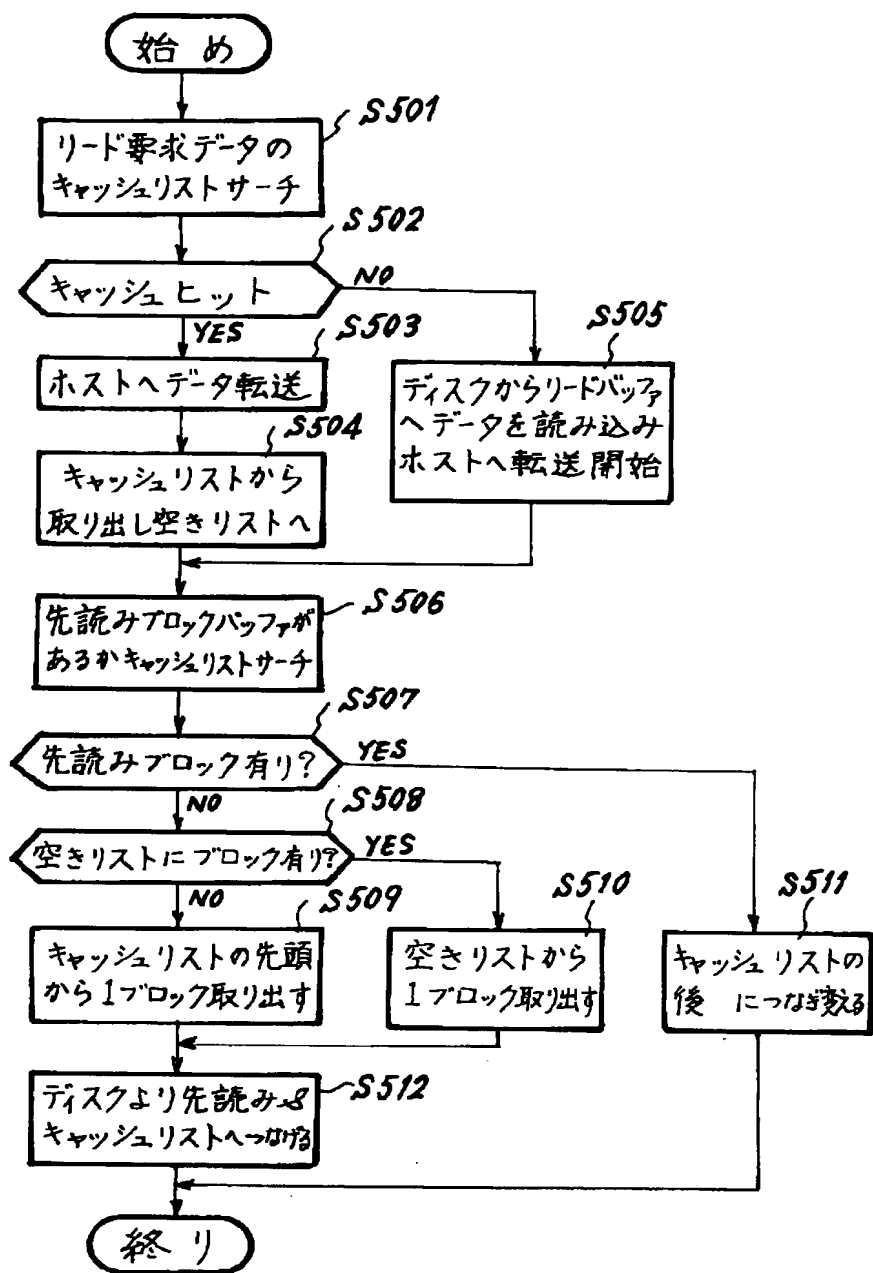
【図6】



【図4】



【図5】



【図7】

